

(19)日本国特許庁 (JP)

(12) 公開特許公報 (A)

(11)特許出願公開番号

特開2001-320386

(P2001-320386A)

(43)公開日 平成13年11月16日(2001.11.16)

(51)Int.Cl.⁷

H 04 L 12/28

識別記号

200

F I

H 04 L 12/28

テマコード(参考)

200Z

審査請求 有 請求項の数 7 O L (全 20 頁)

(21)出願番号 特願2001-58536(P2001-58536)

(22)出願日 平成13年3月2日(2001.3.2)

(31)優先権主張番号 09/576955

(32)優先日 平成12年5月24日(2000.5.24)

(33)優先権主張国 米国(US)

(31)優先権主張番号 60/186751

(32)優先日 平成12年3月3日(2000.3.3)

(33)優先権主張国 米国(US)

(71)出願人 000004237

日本電気株式会社

東京都港区芝五丁目7番1号

(72)発明者 アンド・ラグナサン

アメリカ合衆国、ニュージャージー

08540 プリンストン、4 インディペン

デンス ウエイ、エヌ・イー・シー・ユ

ー・エス・エー・インク内

(74)代理人 100097157

弁理士 桂木 雄二

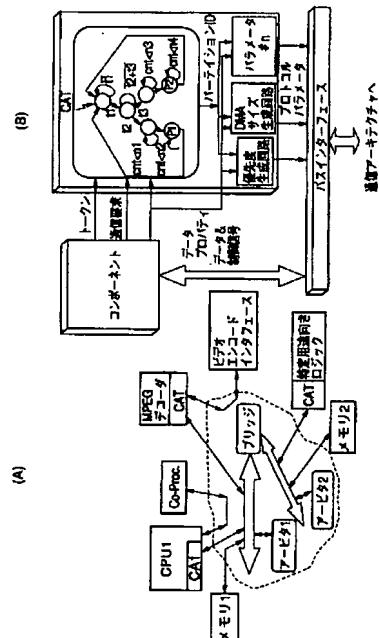
最終頁に続く

(54)【発明の名称】 電子システム

(57)【要約】

【課題】 フレキシブルで、システムコンポーネントの変動する通信要求に適応可能な、カスタムシステムオンチップ通信アーキテクチャの設計の一般的方法を提供する。

【解決手段】 複数の共有通信チャネルによって相互接続された複数のコンポーネントを有する電子システムにおいて、少なくとも1つのコンポーネントは通信アーキテクチャチューナを有し、このチューナが、電子システムの変化する通信要求に電子システムが適応することを可能にする。基礎となる通信アーキテクチャトポロジーを、接続されるコンポーネントの変化する通信要求に適応可能にすることによって、最適化することができる。例えば、重要なデータを別個に処理することにより、通信レイテンシを小さくすることが可能である。この結果、サービス品質(QoS)が大幅に改善される。



【特許請求の範囲】

【請求項1】 複数の共有通信チャネルによって相互接続された複数のコンポーネントを有する電子システムにおいて、

少なくとも1つのコンポーネントは通信アーキテクチャチューナを有し、前記チューナは、電子システムの変化する通信要求に電子システムが適応することを可能にすることを特徴とする電子システム。

【請求項2】 複数の共有通信チャネルによって相互接続された複数のコンポーネントを有する電子システムにおいて、

基礎となる通信アーキテクチャは少なくとも1つの通信アーキテクチャチューナを有する回路層を有し、前記チューナは、電子システムの変化する通信要求に電子システムが適応することを可能にすることを特徴とする電子システム。

【請求項3】 前記通信アーキテクチャチューナは、部分的にソフトウェアで実装されることを特徴とする請求項1記載の電子システム。

【請求項4】 前記通信アーキテクチャチューナは、複数のパーティションを検出するとともに、通信トランザクションによって満たされなければならない条件を検出して前記複数のパーティションのうちの1つの下にトランザクションを分類する少なくとも1つのパーティションディテクタと、

前記パーティションディテクタによって生成されるパーティションIDに基づいて、通信プロトコルパラメータの値を計算する少なくとも1つのパラメータ生成回路と、

をさらに有することを特徴とする請求項1記載の電子システム。

【請求項5】 前記通信アーキテクチャチューナは、複数のパーティションを検出するとともに、通信トランザクションによって満たされなければならない条件を検出して前記複数のパーティションのうちの1つの下にトランザクションを分類する少なくとも1つのパーティションディテクタと、

前記パーティションディテクタによって生成されるパーティションIDに基づいて、通信プロトコルパラメータの値を計算する少なくとも1つのパラメータ生成回路と、

をさらに有することを特徴とする請求項2記載の電子システム。

【請求項6】 前記通信アーキテクチャチューナは、部分的にソフトウェアで実装されることを特徴とする請求項2記載の電子システム。

【請求項7】 複数の共有通信チャネルによって相互接続された複数のコンポーネントを有する電子システムの制御方法において、

複数のパーティションを検出してパーティション識別子

(ID) を生成し、

通信トランザクションによって満たされなければならない条件を検出し、

前記複数のパーティションのうちの1つの下にトランザクションを分類し、

前記パーティションIDに基づいて通信プロトコルパラメータの値を計算することで前記電子システムの変化する通信要求に電子システムが適応することを可能にすることを特徴とする制御方法。

10 【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】 [I. A.] 本発明はカスタムシステムオンチップ通信アーキテクチャに係り、特に通信アーキテクチャを設計する方法および新規な電子システムに関する。

【0002】

【従来の技術】 [I. B.] 電子システム設計におけるシステムオンチップ(SOC)パラダイムの発展は、システムのコスト、サイズ、パフォーマンス、消費電力、お

20 よび設計ターンアラウンドタイムの改善など、設計者にいくつかの利益を提供する可能性がある。この可能性を実現する能力は、設計者がシステムオンチップアプローチによって提供されるカスタム化可能性をどれくらいうまく活用するかに依存する。このカスタム化可能性の1つの側面は、システムを構成するために使用されるコンポーネント(例えば、プロセッサや、領域固有のコア、周辺機器など)の多様性および設定可能性(configurability)に現れるが、もう1つの、同じように重要な側面は、システム通信アーキテクチャのカスタム化可能性である。オンチップ通信に対するますます多様化する多くの要求をサポートするために、厳しいパフォーマンス制約およびパワー・バジェットを満たしながら、通信アーキテクチャを、使用されるターゲットシステムあるいはアプリケーション領域にカスタム化することが必要とされる。

【0003】 [I. B. 1] 関連する研究

本発明について従来技術との関係で説明するために、システムレベル設計、ハードウェア・ソフトウェア協調設計(HW/SW codesign)、およびネットワーキングプロトコルの分野における関連する研究についてここで説明する。あらかじめ設計されたコアおよびアプリケーション固有のハードウェアへの、アプリケーションタスクのHW/SWパーティショニングおよびマッピングを通じて、アプリケーション固有のアーキテクチャをシステムレベルで合成することに関連する多くの研究がある。詳細には、以下の文献参照。

• D. D. Gajski, F. Vahid, S. Narayan and J. Gong, "Specification and Design of Embedded Systems", Prentice Hall, 1994

50 • G. De Micheli, "Synthesis and Optimization Digit

- al Circuits", McGraw-Hill, New York, NY, 1994
 - R. Ernst, J. Henkel, and T. Benner, "Hardware-software cosynthesis for microcontrollers", *IEEE Design and Test Magazine*, pp.64-75, Dec. 1993
 - T. B. Ismaili, M. Abid, and M. Jerraya, "COSMOS: A codesign approach for a communicating system", in Proc. IEEE International Workshop on Software/Codesign, pp.17-24, 1994
 - A. Kalavade and E. Lee, "A globally critical/locally phase driven algorithm for the constrained hardware software partitioning problem in Proc. IEEE International Workshop on Hardware/Software Codesign, pp.42-48, 1994
 - P. H. Chou, R. B. Ortega, and G. B. Borriello, "The CHINOOK hardware/software cosynthesis system", in Proc. Int. Symp. System Level Synthesis, pp.22-27, 1995
 - B. Lin, "A system design methodology for software/hardware codevelopment of telecommunication network applications", in Proc. Design Automation Conf., pp.672-677, 1996
 - B. P. Dave, G. Lakshminarayana, and N. K. Jha, "COSYN: hardware-software cosynthesis of embedded systems", in Proc. Design Automation Conf., pp.703-708, 1997
 - P. Knudsen and J. Madsen, "Integrating communication protocol selection with partitioning in hardware/software codesign", in Proc. Int. Symp. System Level Synthesis, pp.111-116, Dec. 1998
- 【0004】これらの従来技術のうちの一部は、HW/SWパーティショニングおよびマッピング中に通信の効果の影響を考慮しようとしているが、それらは、一定の通信プロトコル（例えば、PCIバス）を仮定するか、あるいは、いくつかのプロトコル選択肢からなる「通信ライブラリ」から選択を行うものである。通信アーキテクチャのシステムレベル合成に関する研究のほとんどは、通信アーキテクチャトポロジーの合成、すなわち、コンポーネントが専用リンクまたは共有通信チャネル（バス）を通じてどのように構造的に接続されるかを扱うものである。これらのアーキテクチャに関してさらに詳細には、以下の文献を参照のこと。
- T. Yen and W. Wolf, "Communication synthesis for distributed embedded systems", in Proc. Int. Conf. Computer-Aided Design, pp.288-294, Nov. 1995
 - J. Daveau, T. B. Ismaili, and A. A. Jerraya, "Synthesis of system-level communication by an allocation based approach", in Proc. Int. Symp. System Level Synthesis, pp.150-155, Sept. 1995
 - M. Gasteiger and M. Glesner, "Bus-based communication synthesis on system level", in ACM Trans. Des

- ign Automation Electronic Systems, pp.1-11, Jan. 1999

- R. B. Ortega and G. Borriello, "Communication synthesis for distributed embedded systems", in Proc. Int. Conf. Computer-Aided Design, pp.437-444, 1998

【0005】トポロジー選択は通信アーキテクチャ設計における重要なステップであるが、同様に重要なのは、選択されたトポロジーにおいてチャネル／バスによって

10 使用されるプロトコルの設計である。例えば、システムコンポーネントによって生成される通信トラフィックの性質は、場合によっては、タイムスライス型バスプロトコルの使用に有利なこともあります、静的優先度プロトコルの使用に有利なこともある。さらに詳細には、以下の文献を参照のこと。

- "Sonics Integration Architecture, Sonics Inc. (<http://www.sonicsinc.com/>)"

- On-Chip Bus Development Working Group Specification I Version 1.1.0.VSI Alliance, Aug. 1998

20 VSIアライアンス(VSI Alliance)のオンチップバスワーキンググループ(on-chip bus working group)は、広範囲のSOC通信要求を満たすために多くのプロトコルが必要となることを認識している(On-Chip Bus Development Working Group Specification I Version 1.1.0. VSI Alliance, Aug. 1998、参照)。さらに、ほとんどのプロトコルは、アービトレーション優先度、転送ブロックサイズなどのようなパラメータの形で、カスタム化のための手段を設計者に提供する。これらのパラメータに適当な値を選ぶことは、コンポーネント間通信に伴うレイテンシおよび転送帯域幅に大きな影響を及ぼすことがある。

【0006】最後に、コンポーネントとバスの間あるいはコンポーネントどうしの間のインターフェースの効率的なハードウェア実装を自動的に生成することを扱うインターフェース合成についての多くの研究がある。詳細には、以下の文献参照。

- G. Borriello and R. H. Katz, "Synthesis and optimization of interface transducer logic", in Proc. Int. Conf. Computer Design, Nov. 1987

40 • J. S. Sun and R. W. Brodersen, "Design of system interface modules", in Proc. Int. Conf. Computer-Aided Design, pp.478-481, Nov. 1992

- P. Gutberlet and W. Rosenstiel, "Specification of interface components for synchronous data paths", in Proc. Int. Symp. System Level Synthesis, pp.134-139, 1994

- S. Narayanan and D. D. Gajski, "Interfacing incompatible protocols using interface process generation", in Proc. Design Automation Conf., pp.468-473, June 1995

・P. Chou, R. B. Ortega, and G. Borriello, "Interface co-synthesis techniques for embedded systems", in Proc. Int. Conf. Computer-Aided Design, pp.280-287, Nov. 1995

・J. Oberg, A. Kumar, and A. Hemani, "Grammar-based hardware synthesis of data communication protocols", in Proc. Int. Symp. System Level Synthesis, p.14-19, 1996

・R. Passerone, J. A. Rowson, and A. Sangiovanni-Ventanelli, "Automatic synthesis of interfaces between incompatible protocols", in Proc. Design Automation Conf., pp.8-13, June 1998

・J. Smith and G. De Micheli, "Automated composition of hardware components", in Proc. Design Automation Conf., pp.14-19, June 1998

これらの技術は、指定されたプロトコルの実装に関する問題を解決しているが、プロトコル自体のカスタム化には対処していない。

【0007】まとめると、システムレベル設計およびHW/SW協調設計の分野における従来技術は、SOC通信アーキテクチャで用いられるプロトコルをアプリケーションの必要に合わせてカスタム化するという問題に十分に対処していない。さらに、従来の研究では、通信アーキテクチャの設計は、アプリケーションおよびその環境（例えば、代表的な入力トレース）に関する情報を用いて静的に実行されている。しかし、いくつかのアプリケーションでは、各コンポーネントによって要求される通信帯域幅、通信する必要のあるデータ量、および、各通信要求の相対的「重要性」は、大きな動的変動を受けることがある。このような状況では、従来の通信アーキテクチャで用いられるプロトコルは、基礎となる通信トポロジーを、アプリケーションの変動する要求を満たすように適応させることができないことがある。

【0008】通信およびネットワーキングプロトコルの分野では、コネクション設定遅延や故障確率、スループット、残留誤り率などの様々なサービス品質（QoS）パラメータを満たすためのプロトコルの設計に多くの研究が向けられている。これらのパラメータについて詳細には、A. S. Tanenbaum, "Computer Networks", Englewood Cliffs, NJ, Prentice Hall, 1989, 参照。上記のメトリック（パラメータ）を改善するようにプロトコルを適応させるための、フローおよびトラフィックの制御アルゴリズムのような高度な従来技術が提案されている。

【0009】システムオンチップ通信アーキテクチャは、複雑さが増大するとともに、通信ネットワークの分野で開発された技術を利用することによって進化することが必要とされる。しかし、レイテンシ要求、エラー許容範囲および耐障害性(resilience)要求のように（これらには限定されないが）、ここで扱われる問題点と通信

ネットワークプロトコル設計で遭遇する問題点とを区別する重要な相違点がある。

【0010】1. B. 2. 通信アーキテクチャチューナ：概要と設計の問題点

このセクションでは、従来の通信アーキテクチャはフレキシビリティが制限され、システムコンポーネントの変動する通信要求に適応することができないために、システムのパフォーマンスが大幅に劣化する可能性があることを示すことによって、CATベースの（CATに基づく）通信アーキテクチャの必要性を実証する。

【0011】例1： 図1に示すシステム例を考える。このシステムは、ネットワークインターフェースカードで用いられるTCP/IP通信プロトコルの一部を表す

（以下、このシステムをTCPシステムという）。図1のシステムは、チェックサムによる符号化（出力パケットに対して）および誤り検出（入力パケットに対して）を実行し、イーサネット（登録商標）コントローラ周辺機器（これは、物理層およびリンク層のネットワークプロトコルを実装する）とのインターフェースを行う。TCPプロトコルにおけるパケットはサービス品質（QoS）の概念を含まないため、パケットデータ構造は、パケットが処理されるべきデッドラインを示すフィールドをヘッダに含むように拡張されている。システムの実行中の目的は、デッドライン超過のパケット数を最小にすることである。

【0012】図1(a)に、並行通信タスクあるいはプロセスのセットとしてTCPシステムの動作を示す。ネットワークからTCPシステムにより受信されるパケットに対してTCPシステムによって実行されるタスクについて説明する。プロセスether#driver（イーサネットデバイスドライバを表す）は、イーサネットコントローラ周辺機器からデータを読み出し、共有システムメモリ内にパケットを作成する。プロセスpkt#queueは、パケットヘッダからの選択された情報を含むキューを管理する。プロセスip#checkは、上記のキューからパケット情報を取り出し、パケットヘッダ内のいくつかの特定のフィールドをゼロで上書きし、チェックサム計算の準備をする。プロセスchecksumは、共有メモリからパケットを取り出し、各パケットのチェックサム値を計算し、その値をip#checkプロセスに返し、必要に応じてエラーのフラグを立てる。

【0013】図1(b)に、TCPシステムを実装するために用いられるシステムアーキテクチャを示す。ether#driverプロセスおよびpkt#queueプロセスは、MIPS R3000プロセッサ上で動作する組込みソフトウェアにマッピングされ、ip#checkプロセスおよびchecksumプロセスは、専用ハードウェアを用いて実装される。システムコンポーネント間のすべての通信は、共有バスを用いて実装される。共有バスで用いられるプロトコルは、静的優先度に基づくアビトリレーションおよびDM

Aモード転送をサポートする。ここで、DMAモード転送という用語は、単一のバスワードより大きいクラスタあるいはチャンクでのデータの伝送を指すために用いられる。静的優先度に基づくアービトレーションでは、バスに接続される各コンポーネントには固定優先度が割り当てられる。いつでも、アービタは、要求するコンポーネントにバスの使用を最高優先度で許可する。これらのチャンクの粒度(granularity)は、各コンポーネントに割り当てられるDMAサイズパラメータの値によって支配される。

【0014】バスアービタおよびコンポーネントのバスインターフェースはともにバスプロトコルを実装する。バスプロトコルにより、システム設計者は、各コンポーネントのバス優先度およびDMAブロックサイズのようなさまざまなパラメータの値を指定することができる。

【0015】バスプロトコルパラメータのいくつかの異なる値に対する図1のTCPシステムのパフォーマンスを解析する。この実験では、説明を簡単にするために、各コンポーネントのバス優先度値のみを考え、残りのプロトコルパラメータの値は固定する。デッドラインの余裕時間(laxity)をさまざまに変えたパケットのトレースを用いて、システムシミュレーションを実行した。4個のパケット(i, i+1, j, j+1と番号をつける)を処理するTCPシステムの実行の概要図を図2に示す。この図は、各パケットがネットワークから到着する時刻と、いつまでに処理される必要があるかのデッドラインとを示す。注意すべき点として、パケットの到着時刻はi, i+1, j, j+1の順序であるが、デッドラインは異なる順序i+1, i, j, j+1である。この説明のために、2つの異なるバス優先度割当て(checksum > ip#check > ether#driver、およびether#driver > ip#check > checksum)に注目する。他の優先度割当てについてはここでは明示的に考慮しないが、上記の2つの場合のいずれかについて提示する議論が他のあらゆる優先度割当てについても成り立つことは、当業者には明らかである。

【0016】図2の第1のケースは、バス優先度割当てchecksum > ip#check > ether#driverが用いられるときのシステムの実行を表す。パケットiに対するether#driverプロセスの完了後、アービタは、次のように2つの競合するバスアクセス要求を受け取る。すなわち、プロセスip#checkがパケットiを処理するためにバスアクセスを要求する一方、ether#driverがパケットi+1を処理するためにバスアクセスを要求する(パケットi+1はすでにネットワークから到着しているため)。用いられている優先度割当てに基づいて、アービタは、バスアクセス権をプロセスip#checkに与える。これは、実質的に、ip#checkおよびchecksumがパケットiの処理を完了するまでパケットi+1の処理を遅延させる。これにより、パケットi+1がそのデッドラインに遅れるこ

となる。パケットjおよびj+1は、図2に示されるように、それらのデッドラインに間に合う。一般に、デッドラインが到着時刻と同じ順序でないようなパケットの系列に対して、優先度割当て(checksum > ip#check > ether#driver)はデッドラインを超過する可能性がある。

【0017】バスプロトコルに対して異なる優先度割当て(ether#driver > ip#check > checksum)を用いることによって上記の問題点の解消を試みる。この新しい

10 優先度割当ての下でのシステムの実行を、図2の第2のケースに示す。新しい優先度割当ての結果として、パケットi+1が到着すると、プロセスether#driverは、パケットiの完了を待たずにパケットi+1を処理することができる。この結果、パケットiおよびi+1のいずれのデッドラインも間に合う。しかし、デッドラインが到着時刻と同じ順序のパケットjおよびj+1を考える。プロセスether#driverがパケットjの処理を完了した後、共有バスに対する競合が、パケットj+1に対するプロセスether#driverと、パケットjに対するプロセスip#checkの間に生じる。選択された優先度割当てに基づいて、アービタは、プロセスether#driverを優先するように決定する。これは、パケットjに対するプロセスip#checkおよびchecksumの実行を遅延させ、システムがパケットjのデッドラインを超過することにつながる。

20 【0018】まとめると、TCPシステムについて考察したこれらの2つのバス優先度割当てはそれぞれデッドラインを超過することにつながる。さらに、前に2つの段落で提示した議論を適用して、あらゆる可能な優先度割当てについて、パケットi+1またはパケットjがそのデッドラインを超過することになることを示すことができる。

30 【0019】TCPの例においてデッドラインを超過することにつながる通信アーキテクチャの欠点は、以下のようにまとめることができる。さまざまなシステムコンポーネント(ether#driver、ip#check、およびchecksum)によって生成される通信トランザクションの相対的重要性は、それらが処理しているパケットのデッドラインに依存して変わる。一般に、各通信トランザクションの重要度あるいはクリティカル性(criticality)は、通信がシステムのクリティカルパスにあるかどうかとともに決定するいくつかのファクタに依存することがある。通信アーキテクチャは、重要な通信要求と重要でない通信要求を区別し、それに従ってそれらを処理することができる必要がある。

【0020】

【発明が解決しようとする課題】TCPの例で示したように、従来の通信アーキテクチャは、少なくとも次のようないくつかの課題を有する。

40 (i) 提供されるカスタム化可能性の程度は、厳しいパフォーマンス要求のシステムには不十分なことがある。

(ii) 一般に、システムの変動する通信要求と、通信されるデータの変化する性質を検知してそれに適応することができない。

【0021】

【課題を解決するための手段】 [I I . 本発明の技術の要約] 本発明は、フレキシブルで、システムコンポーネントの変動する通信要求に適応可能な、カスタムシステムオンチップ通信アーキテクチャの設計の一般的な方法を提供する。本発明の技術を用いて、基礎となる通信アーキテクチャトポロジーを、接続されるコンポーネントの変化する通信要求に適応可能にすることによって、最適化することができる。例えば、重要なデータを別個に処理することにより、通信レイテンシを小さくすることが可能である。この結果、システム全体のパフォーマンス、観測される通信帯域幅およびバス利用率、ならびに、重要なデッドラインを守るシステムの能力などの、さまざまなサービス品質(QoS)が大幅に改善される。

【0022】本発明の技術は、各コンポーネントに通信アーキテクチャチューナ(CAT:Communication Architecture Tuner)という回路の層を付加することに基づいている。CATは、システムコンポーネントの内部状態およびシステムコンポーネントによって生成される通信トランザクションの内部状態をモニタし解析して、さまざまなシステムレベルのパフォーマンスマトリックに対するそれらの影響に関して通信トランザクションの相対的重要性を「予測」する。この解析の結果は、コンポーネントの変化する通信要求に最もよく適合するよう、基礎となる通信アーキテクチャのパラメータを設定するために、CATによって使用される。

【0023】本発明の目的を達成するために、複数の共有通信チャネルによって相互接続された複数のコンポーネントを有する電子システムにおいて、少なくとも1つのコンポーネントは、通信アーキテクチャチューナを有し、前記チューナは、電子システムが、電子システムの変化する通信要求に適応することを可能にする。

【0024】本発明のもう1つの側面によれば、複数の共有通信チャネルによって相互接続された複数のコンポーネントを有する電子システムにおいて、基礎となる通信アーキテクチャは、少なくとも1つの通信アーキテクチャチューナを行する回路層を有し、前記チューナは、電子システムが、電子システムの変化する通信要求に適応することを可能にする。

【0025】好ましくは、通信アーキテクチャチューナは、部分的にソフトウェアで実装される。

【0026】好ましくは、通信アーキテクチャチューナは、さらに、あるパーティションの下にトランザクションを分類するために複数のパーティションと通信トランザクションによって満たされなければならない条件とを検出する少なくとも1つのパーティションディテクタ

と、パーティションディテクタによって生成されるパーティションIDに基づいて通信プロトコルパラメータに対する値を計算する少なくとも1つのパラメータ生成回路とを有する。

【0027】

【発明の実施の形態】 [I V . A. 説明のロードマップ] プロトコルの静的カスタム化がシステムの時間変化する通信要求を完全に満たすことはできないようなシステム例および状況を解析することによって、CAT(通信アーキテクチャチューナ)ベースの通信アーキテクチャの必要性を説明する。続いて、CATベースの通信アーキテクチャの設計に関する問題点およびトレードオフについて説明する。次に、パフォーマンス改善の可能性を最大限に活用するためには、CATのハードウェア実装の複雑さを考慮する必要があることを示す。次に、CATベースのSOC通信アーキテクチャの設計に対する一般的な方法およびアルゴリズムを提示する。通信アーキテクチャトポロジー、代表的な入力トレース、およびターゲットパフォーマンスマトリックが規定されたシステムに対して、本発明の技術は、そのシステムにおけるさまざまなチャネル/バスに対する最適化された通信プロトコルを決定するために使用される。その後、各コンポーネントと通信アーキテクチャとの間に接続されるCATの形で、効率的なハードウェア実装について説明する。本発明の技術は、さらに、ATMスイッチポートスケジューラおよびTCP/IPネットワークインターフェースカードサブシステムを含む、いくつかのシステム例について、実験結果とともに説明される。テスト結果によれば、CATベースの通信アーキテクチャを有するシステムについてのパフォーマンスマトリック(例えば、デッドライン超過の数、平均または総計処理時間など)は、従来の最適化された通信アーキテクチャを有するシステムよりも大幅に(ときには、1桁以上)良好であることが示される。

【0028】要約すれば、以下の通りである。

【0029】・CATベースの通信アーキテクチャは、基礎となる通信アーキテクチャの能力を拡張することができる。CATベースの通信アーキテクチャが、それに接続された各コンポーネントに対して提示する(通信レイテンシや帯域幅のような)タイミング挙動は、コンポーネントの要求に応じてよりよくカスタム化され、変えられる。この結果、システムパフォーマンスが大幅に改善される。

【0030】・本発明によるCAT設計方法は、通信アーキテクチャプロトコルの高度化と、付加されるハードウェアの複雑さ(したがって、それにより生じるオーバーヘッド)とのバランスをとる。

【0031】・いくつかの場合には、CATベースの通信アーキテクチャを用いると、プロトコルパラメータの静的カスタム化に基づくものよりもシステムの性能を大

幅に改善することができる。

【0032】 [IV. B. C A Tベースの通信アーキテクチャ] このサブセクションでは、C A Tベースの通信アーキテクチャを示し、このようなアーキテクチャが上記の欠点をどのように解決するかについて説明する。その後、C A Tベースの通信アーキテクチャ設計に伴う主な問題点および妥協点（トレードオフ）について議論する。

【0033】 C A Tベースの通信アーキテクチャは、それに接続されたさまざまなコンポーネントの変化する要 求に従って、基礎となる通信アーキテクチャを適応させる、ハードウェア層を用いることにより、従来の技術のセクションに記載した問題点を解決する。従来の技術のセクションに記載した例を用いて、C A Tベースの通信アーキテクチャを利用してどのようにしてパフォーマンスを改善することができるかを示す。

【0034】例2： 例1に関連して説明したT C Pシステムに対するC A Tベースの通信アーキテクチャを図3 (a) に示す。注意すべき点であるが、この例は単なる例示であり、特許請求の範囲を限定することを意図するものではない。C A Tが、ether#driver、ip#check、およびchecksumの各プロセスを実装するコンポーネントに付加される。さらに、バス制御ロジック（アビタおよびコンポーネントバスインターフェース）は、C A Tの動作を容易にするよう拡張される。C A Tを有するコンポーネントの詳細図を図3 (b) に示す。コンポーネントは、通信要求を発生するときC A Tに通知する。また、C A Tは、通信されるデータと、コンポーネントの内部状態とに関する選択された項目を観測する。

【0035】 この例では、C A Tは、コンポーネントによって現在処理されているパケットのヘッダからの、パケットサイズフィールドおよびデッドラインフィールドを観測する。C A Tは、以下の作用を実行する。

(i) 現在処理されているパケットのサイズおよびデッドラインに基づいて通信イベントをグループ分けする。
 (ii) 各グループのイベントに対して、さまざまなプロトコルパラメータへの値の適当な割当てを決定する。その結果、通信アーキテクチャの特性（通信を実行するのに必要な時間を含む）は、通信要求の相異なる必要性と相対的重要性に従って適応される。デッドラインを用いる理由は、デッドラインの近いパケットには高い重要度を与える必要があるからである。パケットのサイズを用いる理由はさらに複雑である。システム内のすべてのパケットがほぼ同じデッドラインを有する場合、小さいパケットの完了を優先するほうが好ましい。その場合、それらのパケットのほうが、デッドラインに間に合う可能性が高いからである。

【0036】 本明細書で以下で説明する技術は、図3のC A TベースのT C Pシステムアーキテクチャを実装するため使用される。説明を簡単にするため、C A T

は、バス優先度のみを変化させるように使用した。他のすべてのパラメータは、図1のアーキテクチャで用いたものと同じ値に指定した。C A Tは、コンポーネントから生成される通信要求を、それらの通信要求が属するパケットに基づいてグループ分けし、1つのパケットに関するすべての通信要求の優先度を、式 $s \times (t_d - t_s)$ を用いて計算する。ただし、 s 、 t_d および t_s はそれぞれ、パケットサイズ、デッドライン、および到着時刻である。

- 10 **【0037】** 最適化されたシステムの実行を図4に示す。図2で従来の通信アーキテクチャの欠点を例示するために用いたのと同じパケット系列を、このアーキテクチャでも利用した。システムは、すべてのパケットについてデッドラインを満たす（図1に示したものとのシステムアーキテクチャでは、どの優先度割当てでもデッドラインを超過していたことを想起すべきである）。パケット $i + 1$ (デッドラインが近い) が到着すると、C A Tは、ether#driverによって生成される通信要求に、依然としてパケット i を処理している ip#check および checks 20 um からの要求に割り当てる優先度よりも高い優先度を割り当てる。しかし、パケット $j + 1$ が到着すると、ether#driverによって生成される通信要求には、より低い優先度が割り当たることにより、ip#check および checksums は、パケット j の近いデッドラインを満たすためにパケット j の処理を完了することが可能となる。
- 【0038】従来の例1および本発明の例2から、C A T (通信アーキテクチャチューナ) の必要性は明らかである。このチューナは、接続されるコンポーネントの変化する通信要求を検出し、システムが、必要なときに、30 その通信リソースを有効に活用することを可能にする。C A Tベースの通信アーキテクチャの効果的な実現は、以下のステップを正しく実行することによりなされる。
- ・システムのパフォーマンス解析から、パフォーマンスクリティカル通信イベントを識別するステップ。
 - ・システムの実行中に、ハードウェアにおけるこれらの通信イベントの発生を検出するステップ。
 - ・(優先度やD M A サイズのような) 通信プロトコルパラメータに対する適当な値をクリティカルイベントに割り当てるにより、高いパフォーマンスの実装を実現するステップ。

- 40 【0039】システムレベルのパフォーマンス解析のためのいくつかの技術がすでに提案されており、第1ステップで利用可能であるが、本明細書では、クリティカル通信イベントを識別するための基礎として、システム実行トレースの解析を利用する。システム実行トレースに関する背景的知識について詳細には、以下の文献参照。
 • D. D. Gajski, F. Vahid, S. Narayan and J. Gong, "Specification and Design of Embedded Systems", Prentice Hall, 1994
 50 • G. De Micheli, "Synthesis and Optimization Digit

al Circuits", McGraw-Hill, New York, NY, 1994
システムシミュレーションを通じて生成される実行トレースを利用することの重要な利点は、システムレベルのシミュレーションモデルが存在するような任意のシステムについて実行トレースを導出することができることである。生成されたトレースを解析して、個々の通信イベント（または通信イベントのグループ）がシステムのパフォーマンスに及ぼす影響を調べることができる。システムの「クリティカルパス」にある通信イベントであって、その遅延が、指定されたパフォーマンスマトリックに重大な影響を及ぼす通信イベントは、クリティカルであるとして分類することができる。クリティカル通信イベントを識別するために使用される技術の詳細は、セクションIV. Cで説明する。

【0040】システム実行トレースは、使用される入力トレースあるいは刺激に固有であるため、シミュレーショントレースにおけるクリティカル通信イベントを、システムの実行中に発生するクリティカル通信イベント（おそらくは異なる刺激の下での）と関連づける簡単な方法はない。例えば、システム実行の開始後の20番目、21番目、および22番目のデータ転送が、システムパフォーマンスに強い影響を及ぼすことが示される通信トレースを考える。仮にこれらのデータ転送を早めれば、与えられた入力トレースに対するシステムパフォーマンスが大幅に改善される。通信プロトコルを改善するために、これらの考察を利用しなければならないと仮定する。明らかに、20番目、21番目、および22番目のデータ転送が高い優先度を有するような単純なシステムでは、パフォーマンス利得は彼ら実現されないであろう。システムの実行中に発生するイベントの系列は、トレースのものとは相当に異なり得るからである。クリティカル通信イベントを識別することに加えて、それらの発生を、その他の、システムの状態およびそれが処理しているデータの容易に検出可能な性質と関連づける必要がある。

【0041】例えば、シミュレーショントレースの解析により、クリティカルなデータ転送の発生が、その転送を実行しているコンポーネントの動作中に遭遇する特定の分岐と高い相関を有することが明らかになった場合、その分岐の発生を、そのコンポーネントによって生成されるデータ転送のクリティカルさのプレディクタ（予測子、predictor）として用いることが可能である。次の例で、これらのプレディクタを設計する際のいくつかのトレードオフを調べる。

【0042】例3： 図5に示すシステムを考える。このシステムは、通信ネットワークに送信する前にセキュリティの目的でデータを暗号化するために用いられる。コンポーネント1は、データを処理し、使用する符号化・暗号化方式を決定し、そのデータをコンポーネント2に送る。コンポーネント2は、データの符号化・暗号化

をした後、共有バスを通じてそのデータを、ネットワークへのデータ送信を行う周辺機器に送る。図6に、システムバス上で生じるデータ転送を示す。 y_i ($i = 1, \dots, n$) で示す影付きの楕円は、コンポーネント2からネットワーク周辺機器へのデータ転送を表す。コンポーネント2は固定レートでデータを転送しなければならず、各データ転送はデッドライン（図6では破線で示す）の前に行われなければならないと仮定する。システムの主要なパフォーマンスマトリックは、コンポーネント2によって時間に間に合って完了されるデータ転送の数である。通信トレースは、デッドラインが頻繁に満たされないことを示す。また、システム実行トレースの解析は、デッドラインを満たさなかった通信イベント（例えば、 y_1 および y_2 ）を識別する。さらに、この解析は、クリティカル通信イベント、すなわち、早めればシステムパフォーマンスを改善する可能性のある通信イベントも識別する。 y_i は、 x_i の後にのみ起こり得るため、 x_i を早めることは、システムパフォーマンスを改善する方法の1つである。 y_i がデッドラインを満たさないようなすべての x_i の集合を S とする。システムのパフォーマンスは、 S に属するイベントの通信回数が改善される場合に、改善することができる。

【0043】クリティカル通信イベントをシミュレーショントレースから分離した後、システムの実行中にこれらの要素を識別する方式を開発する必要がある。前述のように、これは、クリティカル通信イベントの発生を、システムの状態およびそれが処理しているデータに関する情報を関連づけることによってなされる。この例では、クリティカル通信イベントは、それを発生したコンポーネントの制御フロー履歴と関連づけられると仮定する。制御フローイベントは、コンポーネントが特定の動作を実行するときに1の値をとる布尔変数として定義される。例えば、図5のコンポーネント1の動作は、制御フローイベント $e_1, e_2, e_3, \dots, e_n$ で表される。一般に、 e_1, e_2, \dots, e_n が、通信要求がクリティカルであるかどうかを決定するために用いられる制御フローイベントである場合、この通信イベントの集合がクリティカルであるかどうかを分類する布尔関数 $f_{critical} = f(e_1, e_2, \dots, e_n)$ が定義される。

【0044】この分類に用いられる制御フロー変数の数は、通信イベントの分類に大きい影響を及ぼす。よい分類は、一対一写像の性質（すなわち、クリティカルとして分類されたあらゆるイベントが実際にクリティカルであり、あらゆるクリティカルイベントがこの分類によって検出される）を有するべきである。この例において、ただ1つの変数のみを分類に利用することができると仮定する。 e_3 がクラシファイアとして選択されるとする。デッドラインを超過するすべての場合において、イベント e_3 が生じる。この考案に基づいて、 $f_{critical} = e_3$ と選ぶことが可能である。しかし、 e_3 は、非ク

リティカル通信イベントとともに生じることも多い。e 3をクラシファイアとして用いた場合、クリティカルであると分類された通信イベントのうちの16%しか実際にはクリティカルではない。したがって、e 3は通信イベントを誤って分類することがあり、優先度を誤って増大させて、システムパフォーマンスに悪影響を及ぼすことがある。

【0045】図7 (a) および (b) はそれぞれ、 $f_{critical}$ におけるクリティカル通信イベントの割合と、Sのうち $f_{critical}$ によってカバーされる割合を、分類を実行する変数の数に対してプロットした図である。x 軸は、分類を実行するために用いた変数の数を示す。例えば、2個の変数を使用する最良のクラシファイアは、クリティカル通信イベントの100%を捕捉するが、それによって「クリティカル」であるとして分類される通信イベントのうち50%しか実際にはクリティカルではない。注意すべき点であるが、この例において、変数の数が増大すると、 $f_{critical}$ におけるクリティカル通信イベントの割合も増大する。その理由は、変数の数が増大すると、分類判定基準はより厳格になり、非クリティカルイベントはそのテストを通りにくくなるためである。しかし、同時に、図7 (b) に示されるように、クリティカルイベントを逸する可能性がある（使用される変数の数が増大すると、カバーされる S の割合が減少していることに注意）。したがって、システムパフォーマンスを最大限に改善するためには、適当な変数の数と、適当な分類閾数を正しく選択する必要がある。この例では、最適な結果は、3個の変数 (e 1, e 2, および e 3) と、分類閾数 $f_{critical} = e 1. (-e 2). e 3$ を用いることによって得られる（論理反転を、変数の上にバーをつける代わりに、- 符号を表す）。これは、ほとんどのクリティカルイベントを識別し、非クリティカルイベントを識別することはほとんどない。

【0046】 【IV. C. 通信アーキテクチャチューナの設計のための方法およびアルゴリズム】 このセクションでは、CATベースの通信アーキテクチャの設計のための、構造化された方法および自動化アルゴリズムについて説明する。セクション IV. C. 1 では、全体の方法論について説明し、関連するさまざまなステップについて概説する。セクション IV. C. 2 では、重要なステップを実行するために用いられるアルゴリズムを詳細に提示する。

【0047】 IV. C. 1. アルゴリズムと方略：概説

このセクションでは、設計フローの点から、本発明の技術について説明する。まず、システムを、複数のあらかじめ設計されたコアおよびアプリケーション固有のロジックに分割しマッピングする。システムの通信および接続性の要求に基づいて、通信アーキテクチャトポロジーを選択する。その後、本発明の技術を用いて、選択され

たトポロジーを最適化することができる。本発明のアルゴリズムは、入力として、シミュレート可能な分割／マッピングされたシステム記述と、選択された通信アーキテクチャトポロジーと、代表的な環境刺激すなわち入力トレースと、パフォーマンスマトリックに関する目標・制約とをとる。パフォーマンスマトリックは、特定量の作業を完了するのにかかる時間（例えば、処理時間の重みつきまたは一様平均）に関して、あるいは、リアルタイム制約のあるアプリケーションに対して満たされる（または満たされない）出力デッドラインの数について、指定することが可能である。アルゴリズムの出力は、ターゲットシステムの最適化された通信プロトコルのセットである。ハードウェアの観点から、システムは、必要な場合には通信アーキテクチャチューナ(CAT)の付加により、および、通信アーキテクチャにおけるさまざまなチャネルに対するコントローラ／アビタの修正により、改善される。

【0048】 本発明の技術を用いて生成されるCATベースの通信アーキテクチャを有する代表的なシステムを図8 (a) に示す。システムは、プロセッサコア、メモリ、および周辺機器を含むいくつかのコンポーネントを有する。選択された通信アーキテクチャトポロジーは、破線の境界で囲まれている。選択されたトポロジーは、コンポーネント間（例えば、プロセッサとコプロセッサの間）の専用チャネルと、ブリッジにより接続された2つの共有バスとからなる。本発明の技術の結果として付加あるいは修正されたシステムの部分は、図8 (a) では影付きで示される。本発明の技術は、専用および共有チャネルの任意の相互接続ネットワークとして表現することが可能な一般的な通信アーキテクチャトポロジーに適用可能である。

【0049】 CATの1つのコンポーネントの詳細図を図8 (b) に示す。CATは、「パーティションディテクタ」回路（図中では有限状態オートマトンとして示す）と、システム実行中にさまざまな通信アーキテクチャプロトコルパラメータの値を生成するパラメータ生成回路とからなる。次に、これらの回路の役割について簡単に説明する。

【0050】 パーティションディテクタ：通信パーティションは、システム実行中にコンポーネントによって生成される通信トランザクションのサブセットとして記述される。各コンポーネントごとに、本発明のアルゴリズムは、いくつかのパーティションと、各パーティションの下に分類されるために通信トランザクションが満たさなければならない条件とを識別する。これらの条件は、パーティションディテクタ回路に組み込まれる。パーティションディテクタ回路は、コンポーネントによって生成される以下の情報をモニタし解析する。

【0051】 ・コンポーネントが特定の動作を実行していることを示すために、コンポーネントによって生成さ

れるtracer（トレーサ）トークン。コンポーネントは、純粹にCATの目的のためのこれらのトークンを生成するように拡張される。

【0052】・コンポーネントによって生成される通信トランザクション開始要求。

【0053】・コンポーネントによって生成される通信データの、その他のアプリケーション固有のプロパティ（例えば、データの相対的重要性を示す、データ内のフィールド）。

【0054】パーティションディテクタは、トレーサトークンおよび通信要求の特定の系列を用いて、1つのパーティションに属する連続する通信トランザクションの開始と終了を識別する。例えば、正規表現 $t_1 \cdot x^* \cdot C^*$ および $t_1 \cdot x^* \cdot C^*$ を用いて、パーティションCP_iに属する通信イベントを区切ることが可能である。これは、トークン t_1 に統いて生成された4番目から7番目までの通信トランザクションがパーティションCP_iに分類されることを意味する。

【0055】セクションIV.C.2では、各パーティションに対する開始および終了条件を自動的に計算する一般的な技術について説明する。

【0056】パラメータ生成回路：この回路は、パーティションディテクタ回路によって生成されるパーティションIDと、システム設計者によって指定されるその他のアプリケーション固有のデータプロパティに基づいて、通信プロトコルパラメータ（例えば、優先度、DMA/ブロックサイズなど）の値を計算する。これらのパラメータの値は、通信アーキテクチャ内のアビタおよびコントローラに送られることにより、通信アーキテクチャの特性が変化する。パラメータ生成回路を設計する自動技術については、セクションIV.C.2で説明する。

【0057】CATベースの通信アーキテクチャの作用について、図9の記号的波形を用いて説明する。最初の2個の波形は、コンポーネントによって生成されるトレーサトークンを表す。次の2個の波形はそれぞれ、通信トランザクションと、パーティションディテクタ回路の状態を表す。パーティションディテクタ回路の状態は、まずS0からS1に変わり、その後、コンポーネントによって生成されたトレーサトークンに反応して、S1からS2に変わる。パーティションディテクタが状態S2に達した後、コンポーネントによって生成された4番目の通信トランザクションにより、パーティションディテクタは状態S3に遷移する。パーティションディテクタのFSMが状態S3にあるときに生じるすべての通信トランザクションは、パーティションCP_iに属するとして分類される。5番目の波形は、優先度生成回路の出力を示す。優先度生成回路は、パーティションCP_iに属するすべての通信トランザクションに優先度レベル4を割り当てる。この優先度の増大により、図9の最後

の波形に示すように、パーティションCP_iに属する通信トランザクションに伴う遅延が減少する。

【0058】CATベースの通信アーキテクチャを設計する全般的なアルゴリズムの実施例を図10に示す。ステップ1で、後のステップで用いられる情報および統計量を導出するために、パーティショニング/マッピングされたシステム記述に対してパフォーマンス解析を実行する。この作業では、Lahiri et al.に記載されたパフォーマンス解析技術を使用する。これは、精度に関してはシステムシミュレーションを実行するのと同等である一方、反復法を用いるよりもずっと効率がよい。さらに詳細には、K. Lahiri, A. Raghunathan and S. Dey, "Fast Performance Analysis of Bus Based System-on-Chip Communication Architectures", in Proc. Int. Conf. Computer-Aided Design, Nov. 1999, 参照。この解析の出力は、通信解析グラフ（CAG: communication analysis graph）である。これは、与えられた入力トレースの下でのシステムの実行の非常にコンパクトな表現である。グラフの頂点は、システム実行中にさまざまなコンポーネントによって実行された計算および抽象通信のクラスタを表す。グラフの辺は、さまざまな計算と通信の間の相互依存関係を表す。注意すべき点であるが、通信解析グラフは実質的に時間的に展開されるため、巡回的であり、システム仕様からの单一の計算オペレーションまたは通信のいくつかの相異なるインスタンスを含むことがある。通信解析グラフは、詳細なシステム実行トレースから必要十分な情報を抽出することによって構築される（K. Lahiri, A. Raghunathan and S. Dey, "Fast Performance Analysis of Bus Based System-on-Chip Communication Architectures", in Proc. Int. Conf. Computer-Aided Design, Nov. 1999, 参照）。CAGは、システムクリティカルパス、平均処理時間、デッドライン超過数などのさまざまなパフォーマンス統計量を決定するために、容易に解析することができる。

【0059】ステップ2で、通信頂点を、通信解析グラフにおいて、いくつかのパーティションにグループ分ける。このパーティショニングの主要な理由は、各パーティションが相異なる通信要求を有する可能性があり、したがって、システムパフォーマンスを最適化するために、通信プロトコルのパラメータ（例えば、優先度、DMAサイズなど）に割り当てる値の、異なるセットを必要とする可能性があるからである。注意すべき点であるが、極端な場合、通信解析グラフにおける各通信頂点が相異なるパーティションに割り当てる可能性もある。しかし、これは次の2つの欠点を有する。

（i）CATにより生じる領域および遅延のオーバーヘッドが膨大になることがある。

（ii）非常に小さいパーティションを用いると、CAGハードウェアが、入力トレースの変動に非常に敏感に

なる可能性がある。

本発明は、感度(sensitivity)という新規なメトリックを提案する。これは、セクションIV. C. 2. aで、通信インスタンス（頂点）をパーティションにグループ分けするために用いられる。設計者がパーティションの最適な粒度(granularity)を選択することを可能にする技術も提示される。

【0060】ステップ3は、各通信パーティションのさまざまな統計量を推定し、それに基づいて、ステップ4は、各パーティションについて、通信アーキテクチャパラメータ値の割当てを決定する。これらのステップの詳細については、セクションIV. C. 2. bで説明する。ステップ4の出力は、システム通信アーキテクチャの候補プロトコルのセットである。

【0061】ステップ5は、ステップ4で導出した最適化プロトコルのシステムパフォーマンスを再評価する。パフォーマンス改善がある場合、パフォーマンス改善が得られなくなるまでステップ1～5を繰り返す。

【0062】ステップ6は、ステップ4で決定した最適化プロトコルを実装するハードウェア（C A T）の合成功を扱う。C A Tベースの通信アーキテクチャの可能性を十分に活用するために、ハードウェア実装の複雑さおよびオーバーヘッドを考慮することが重要である。セクションIV. C. 2. cで、パーティションディテクタおよびパラメータ生成回路を生成する問題を、データ点のセットに当てはめる最小複雑さ関数を生成する問題として定式化し、回帰理論からの周知の技術を用いてこれとどのようにして効率的に解くことができるかについて概説する（G. A. F. Seber, C. J. Wild, Non-linear Regression, Wiley, New York, 1989、参照）。

【0063】I V. C. 2. アルゴリズムと方法論：説明

このセクションでは、上で概説したステップについてさらに詳細に説明する。通信イベントインスタンスのパーティションを得る技術を説明する。また、プロトコルパラメータ値の最適セットを選択する方法、および、通信イベントインスタンスをパーティションに分類するためのC A Tハードウェアを合成する方法について説明する。

【0064】a) 通信イベントインスタンスのプロファイリングおよびパーティショニング

このセクションでは、本発明の方法のパーティショニングステップ（図10のステップ2）について詳細に説明する。パーティショニングステップの目的は、通信プロトコルによって一様に扱うことが可能な通信イベントインスタンスのセットを識別し单一のパーティションにクラスタ化することである。例えば、プロトコルは、与えられた1つのパーティションのすべての要素を、共有バスにアクセスするための同じ優先度を有するように定義することが可能である。

【0065】本発明のアルゴリズムのステップ1によって生成される通信解析グラフは、システムのパフォーマンスを、その通信イベントの遅延の関数として測るのに十分な情報を含む。ステップ2で、C A Gの解析を実行して、システムパフォーマンスに対する個々の通信インスタンス遅延の影響を測る。システムパフォーマンスに類似の影響を及ぼすインスタンスは、同じパーティションにまとめられる。インスタンスのパフォーマンス影響は、インスタンスの通信遅延が変化したときのシステムパフォーマンスにおける変化を捕捉する感度と呼ばれるパラメータによって測られる。以下の例で、パーティショニング手続きについて説明する。

【0066】図11に、システム例の代表的実行から生成されるC A Gの一部を示す。影付きの頂点 $c_1 \sim c_n$ は、通信イベントのインスタンスを表す。頂点 z_1 および z_2 は、システムの最終出力を表す。最小化すべき目的関数は、量 $t(z_1) + t(z_2)$ である。ただし、 $t(v)$ は、C A G内の頂点vの終了時刻である。

【0067】通信インスタンス c_1 に対するシステムパフォーマンスの感度を測るために、 c_1 の既存の遅延を値 Δ だけ摂動し、C A Gにおける c_1 の推移ファンアウトを用いて、影響される頂点の開始時刻および終了時刻を再計算する。頂点の更新された終了時刻を用いて、システムパフォーマンスマトリックの変化を計算する。この例では、 c_1 の遅延を10単位だけ摂動すると、 z_1 および z_2 は両方ともそれぞれ10単位だけ遅延するが、 c_2 の遅延は z_1 のみを遅延させる。同様に、 c_3 を遅延させると、 z_2 の終了時刻が10単位だけ遅延する。 c_4 はクリティカルパス上にないため、これを摂動しても、システムパフォーマンスに及ぼす影響はない。

【0068】上記の手続きを用いて、各通信インスタンス c_i に対する感度 $s(c_i)$ を計算する。これは、 c_i の遅延を Δ だけ摂動した後の目的関数Oの値の変化を測る。次に、類似の感度値を有する通信インスタンスを同じパーティションに割り当てる。この例では、図11に示される $s(c_i)$ の値に基づいて、 c_1 をC P₁に割り当て、 c_2 および c_3 をC P₂に割り当て、 c_4 をC P₃に割り当てる。前述のように、同じパーティション内のイベントは、C A Tによって同様に扱われる。

【0069】b) プロトコルパラメータの修正

このセクションでは、本発明の方法のステップ3および4について、すなわち、各パーティションを調べる方法、および、その後、最適化されたプロトコルパラメータ値をそれらに割り当てる方法について、説明する。この説明は、各パーティションに割り当てるべき優先度を決定する場合に限定するが、他のプロトコルパラメータ（例えば、バーストモードをサポートすべきかどうか、そしてもしサポートすべきである場合、正しいD M Aサイズはどのくらいか）を含むように拡張することが可能である。

【0070】パーティションの感度は、そのパーティションのイベントがシステムのパフォーマンスに対して及ぼす影響を示す。パーティションの感度のみに基づいて優先度をどのように割り当てたとしても、最適な割当てにはならない可能性がある。その理由は、感度は、1つの通信イベントあるいはイベントのセットが、他の並行する通信イベントの遅延に及ぼす間接的効果（このような効果は、通信アーキテクチャにおける共有チャネル／バスの存在により生じる）を捕捉しないからである。これは、他のパーティション内の通信イベントの遅延に悪影響を与える可能性のあるパーティションにペナルティを課すメトリックを導出することにより考慮される。この情報を得るために、パーティション対（ $C P_1, C P_j$ ）ごとにCAGを解析し、 $C P_i$ に属する通信イベントが $C P_j$ のイベントにより遅延させられる時間を評価 *

パーティション	感度 $S(c_i)$	w_{i1} クロックサイクル	w_{i2} クロックサイクル	w_{i3} クロックサイクル	w_i クロックサイクル	優先マッピング
$C P_1$	100	0	100	3	103	17.18=>2
$C P_2$	85	4	0	3	7	23.57=>1
$C P_3$	10	0	7	0	7	-75.0=>3

【0072】これらの統計的パラメータを組み合わせて、最適な優先度割当てを生成する公式とする理想的な方法を求めるとは、解くのが困難な最適化問題である。その代わりに、パーティションの優先度を、その感度に比例するように増大させ、一方、他のパーティションに引き起こす待機時間 w_{ij} だけペナルティを課すような発見的計算を用いる。表1の記法を用いると、パーティション $C P_i$ の優先度を次のように定義する。

【数1】

$$P_i = V(s(i)) - \sum_{j=1}^n \frac{s(j)w_{ij}}{W_i}$$

【0073】この公式で、第1項はパーティション $C P_i$ の感度を考慮し、和は、他を妨げることに対してパーティションにペナルティを課す。関数 $V(x)$ は、相対的順序を保持しながら、和の結果 x を小さい整数 P_i にマッピングする（すなわち、 $x_i > x_j$ ならば、 $P_i > P_j$ である）。表1の列7は、与えられた値に対するこのマッピングを示す。

【0074】(c) 最適な通信プロトコルの合成

このセクションでは、コンポーネントによって生成される通信イベントの各インスタンスをパーティションに分類するハードウェアを合成する方法について説明する。この分類は、コンポーネントの制御フローの短期履歴から導出される、コンポーネントの現在状態に基づく。

【0075】FSM合成の手続きを例で説明する。図12に、感度に基づくパーティショニングステップを実行した後のCAGの抜粋を示す。簡単のため、通信頂点の

*する。表1に、3個のパーティションを有するシステムに対するデータ例を示す。列2は、各パーティションの感度を与える。列3、4および5は、パーティション $C P_1, C P_2$ および $C P_3$ 内のインスタンスが他の各パーティション内のインスタンスを待機する全時間（ w_{ij} ）を与える。例えば、 $C P_1$ 内のインスタンスは、 $C P_2$ のインスタンスが終了するための100サイクルの全待機時間を引き起こす。列6は、パーティション $C P_1$ 内のイベントが他のパーティションに引き起こした全待機時間（ W_i ）を示す、列3、4および5の総和を与える。例えば、 $C P_2$ が $C P_1$ および $C P_3$ に対して引き起こす全待機時間は7サイクルだけである。

【0071】表1：パーティションの統計量
【表1】

みを図中に示す。コンポーネント $Comp_1$ の実行トレースにおいて、すべての強調された頂点は、パーティション $C P_1$ に属する。CATハードウェア合成ステップにおいて、目標は、頂点が $C P_1$ に属するときに1となりそれ以外のときに0となる布尔式を生成することである。複雑さの低いハードウェア実装を得るために、唯一の要件は、この布尔式が、選択されたパーティショニング方式ができるだけよく近似することである。図12における次の3個の波形は、相異なるイベント t_1, t_2, t_3 を、コンポーネント $Comp_1$ のトレーサとして作用するように選択した3つの場合を示す。トレーサのそれぞれの選択に対して、各通信インスタンスごとに、前のトレーサトークンのインスタンスからの通信インスタンス数によって与えられる距離を計算する。

【0076】パーティション割当てを実行するため、CATハードウェアは、トレーサを検出し、 x 個の通信インスタンスをカウントして無視し、次の p 個のインスタンスを特定のパーティションに割り当てるところを開始する。例えば、 $Formula_1$ の場合、 t_1 がトレーサであり、 $x = 4$ であり、 $p = 3$ である。図12に、3つの式($Formula_1$)のそれぞれから得られる通信インスタンスの実際の分類を示す。図13に、テストの下でのそれぞれの式($Formula_1$)の予測の精度を示す。 $Formula_1$ が最も良好であり、0.9の確率で、与えられたインスタンスがパーティション1(Partition1)に属するか否かを予測する。

【0077】それぞれの式は、始点としてのトレーサと、通信イベントの発生数に関するカウントとに関連し、したがって、正規表現で表すことができる。その結

果、これは、有限状態機械(FSM)としてのハードウェア実装に直接に変換することができる。図14に、Formulaを実装したFSMを示す。

【0078】一般に、適当なトレーサトーケンと、 x および p に対する適当な値とを選択することは、簡単な仕事ではないことがある。この問題は、回帰理論からの周知の問題によって定式化され、既知の統計技法を用いてそれを解く。

【0079】それぞれの調べられるトレーサに対して、距離 d_1, d_2, \dots, d_n と、各 d_i に対してトレーサトーケンから距離 d_i にある通信インスタンスがパーティションCPに属するか否かを示す0または1の値(パーティションニングされたCAGから導出される)とからなるデータセットをCAGから構成する。回帰関数 f は次のように定義される。

【数2】

$$f(d, \theta) = \begin{cases} 1: \theta_1 < d < \theta_2 \\ 0: elsewhere \end{cases}$$

【0080】 f が1であるとき、距離 d にあるインスタンスはCPに属することを示す。二乗誤差

【数3】

$$\sum_{i=1}^n |y - f(d, \theta)|^2$$

を最小にする割当て $\theta = \{\theta_1, \theta_2\}$ （ただし、 $\theta_1 = x, \theta_2 = x + p$ ）が要求される。ただし、 y はデータセットからの値であり、 $f(d, \theta)$ は予測である。回帰関数は θ に関して非線形であるため、明示的な解を計算する普遍的な技法は知られていない。しかし、使用可能ないくつかの発見法および反復手続きが存在する（G. A. F. Seber, C. J. Wild, Non-Linear Regression, Wiley, New York, 1989、参照）。

【0081】注意すべき点であるが、一般に、この回帰関数は、コンポーネントからの部分的内部状態や、システムによって処理されるデータのプロパティ（例えば、QoSスタンプやデッドライン値）のような、設計者が指定する追加パラメータを利用して構成することも可能である。

【0082】【IV. D. 実験結果】本発明の技術を、TCP/IPネットワークインターフェースカードシステムや、出力キューATMスイッチのパケット転送ユニットを含む、いくつかのシステム例に適用した結果について説明する。それぞれの例について、システムレベルのシミュレーションに基づくパフォーマンス結果を提示する。

【0083】第1の例は、例1に関連して従来の技術のセクションで説明したTCPシステムである。第2の例

は、出力キューATMスイッチのパケット転送ユニット（図15に示す）である。このシステムは、4個の出力ポートからなり、各出力ポートは、キューに入れられたパケットアドレスを記憶する専用の小さいローカルメモリを有する。到着するパケットビットは、デュアルポート共有メモリに書き込まれる。各パケットの開始アドレスは、スケジューラによって、適当な出力キューに書き込まれる。各ポートは、パケットの存在を検出するために、そのキューをポーリングする。キューが空でない場合、ポートは、デキュー(dequeue)信号をそのローカルメモリに発行し、デュアルポート共有メモリから関連するパケットを取り出し、それをその出力リンクに送る。

【0084】次の例SYSは、4コンポーネントシステム（図16に示す）であり、各コンポーネントは、共有メモリにアクセスするための独立の並行する要求を発行する。図17に、4個のコンポーネント、2個のメモリ、および、ブリッジにより接続された2本のバスからなるもう1つの例BRDGを示す。コンポーネント自体はそれぞれ一方のバスに接続されるが、ブリッジを介してリモートメモリにアクセスするための要求をローカルバスアービタに対してできる。また、コンポーネントは、互いに、専用リンクを介して同期する。

【0085】表2に、静的優先度に基づく通信プロトコルによるCATベースの通信アーキテクチャを用いる場合のパフォーマンスの利益を示す（On-Chip Bus Development Working Group Specification I Version 1.1.0.

VSI Alliance, Aug. 1998、参照）。表の各行は、前述のシステム例のうちの1つを表す。各システムについて、列2は、パフォーマンスマトリックを定義する。TCP, SYSおよびATMの場合、これらは、システムを通じた各データに関するデッドラインのセットから導出される。それぞれの場合における目的は、これらの例のデッドライン超過数を最小にすることである。BRDGの場合、各データトランザクションに重みが割り当てられる。システムのパフォーマンスは、各トランザクションの処理時間の重みつき平均として表される。この場合における目的は、重みつき平均処理時間を最小にすることである。静的通信プロトコルは、各通信要求に対する固定DMAサイズと、静的優先度に基づくバスアービテーション方式とからなる。これらの例では、パーティションを識別し優先度およびDMAサイズを割り当てるCAT方式は、セクション3に記載したようなそれぞれの要求やデッドラインに対する重みのようなユーザが指定する情報をを利用して、さらにフレキシブルな通信プロトコルを提供する。

【0086】表2：CATベースのアーキテクチャを用いたシステムのパフォーマンス

【表2】

システム例	パフォーマンスマトリック	入力トレイス情報	静的プロトコル	CATベースアーキテクチャ	パフォーマンス改善
TCP/IP	デッドライン超過	20 パケット	10	0	-
SY S	デッドライン超過	573 トランザクション	413	17	24.3
ATM	デッドライン超過	169 パケット	40	16	2.5
BRDG	平均実行時間 (サイクル)	10000 クロックサイクル	304.72	254.1	1.2

【0087】各システムについて、列4は、静的通信プロトコルを用いて得られるパフォーマンス結果を示し、列5は、CATベースのアーキテクチャをシミュレートすることによって生成された結果を示す。高速化を列6に示す。これらの結果によれば、固定パラメータ値を用いたプロトコル上でCATベースのアーキテクチャを用いることによって、パフォーマンスの大幅な改善が得られる。TCP/IPの場合、デッドライン超過数は0に縮小され、一方、SY Sの場合には、24倍のパフォーマンス改善(デッドライン超過数の縮小に関して)が観測された。

【0088】効率的なCATベースの通信アーキテクチャの設計は、図10のアルゴリズムのさまざまなステップを実行する際の、良好な代表的トレースの選択に依存する。しかし、本発明のアルゴリズムは、通信アーキテクチャを設計するために用いられる入力トレースに固有でない通信アーキテクチャを生成しながら、広範囲の通信トレースにわたりパフォーマンスを改善しようとする*

*ものである。CATベースの通信アーキテクチャを通じて得られるパフォーマンス改善の入力トレース感度を解析するために、次の追加実験を実行した。SY Sの例について、システムを、大きく異なる特性を有する3つの異なる入力トレースに対して、CATベースの通信アーキテクチャおよび従来の通信アーキテクチャでシミュレートした。入力トレースのパラメータは、実行時予測不能性をシミュレートするようにランダムに選択した。すべての場合において、CATベースの通信アーキテクチャを有するシステムは、従来の通信アーキテクチャに基づくシステムに比べて、一貫して大幅な改善を示した。これは、CATベースのアーキテクチャのパフォーマンスが、入力刺激における変化に対して過度に敏感でないことを示す。その理由は、システムの変化する要求に適応することが可能であるからである。

【0089】表3：入力における変化に対するCATベースのアーキテクチャの耐性

【表3】

システム例 SY S への入力	入力トレイス情報	静的プロトコル	CATベースアーキテクチャ	パフォーマンス改善
トレース1 848 トランザクション	318	161	1.98	
トレース2 573 トランザクション	413	17	24.3	
トレース3 1070 トランザクション	316	38	8.37	

【0090】以上、本発明の実施例について説明したが、上記の記載から他の変形例を考えることは当業者は明らかである。すなわち、上記では本発明のいくつかの実施例についてのみ具体的に説明したが、本発明の技術思想および技術的範囲を離れることなく、さまざまな変形例を考えることができる。

【0091】

【発明の効果】以上詳細に説明したように、本発明によれば、基礎となる通信アーキテクチャトポロジーを、接

続されるコンポーネントの変化する通信要求に適応可能にすることによって、最適化することができる。例えば、重要なデータを別個に処理することにより、通信レイテンシを小さくすることが可能である。この結果、システム全体のパフォーマンス、観測される通信帯域幅およびバス利用率、ならびに、重要なデッドラインを守るシステムの能力などの、さまざまなサービス品質(QoS)が大幅に改善される。

【図面の簡単な説明】

【図1】(a)は、従来のバス型通信アーキテクチャを用いたTCPシステム仕様の例を示す図である。(b)は、従来のバス型通信アーキテクチャを用いたTCPシステム実装の例を示す図である。

【図2】さまざまなバス優先度割当てに対するTCPシステムの実行を示す図である。

【図3】TCP例に対するCATベースの通信アーキテクチャを示す図である。

【図4】TCPシステムに対するCATベースのアーキテクチャの実行を示す図である。

【図5】重要な通信イベントの識別におけるトレードオフを示すデータ暗号化システムの図である。

【図6】図5のシステムに対するトレースアクティビティの図である。

【図7】分類に用いられるいくつかの変数に関するさまざまな分類メトリックのプロットを示す図である。

【図8】(a)は、CATベースの通信アーキテクチャを有するシステム例の図である。(b)は、CATを用*

*いた図8(a)のコンポーネントの詳細図である。

【図9】CAT最適化された通信アーキテクチャ実行の記号的説明図である。

【図10】CATベースの通信アーキテクチャを設計する手続きの実装を示す図である。

【図11】CAGにおける感度計算およびインスタンスの分割を示す図である。

【図12】代替プレディクタストラテジを示す図である。

10 【図13】プレディクタのパフォーマンスを示す図である。

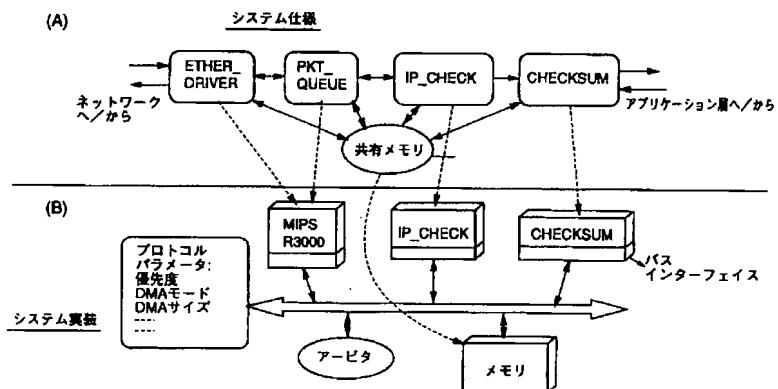
【図14】Formula1のFSM実装を示す図である。

【図15】出力キューATMスイッチの図である。

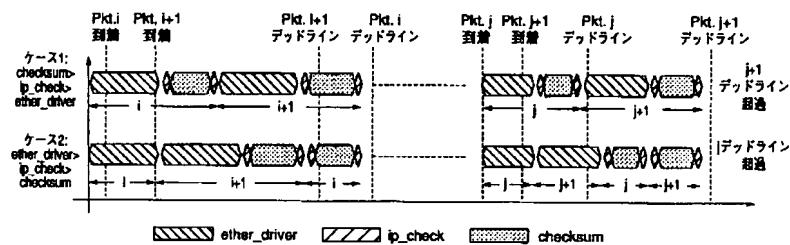
【図16】並行バスアクセスを有するシステム例SYSの図である。

【図17】複数のバスを有するシステム例BRDGの図である。

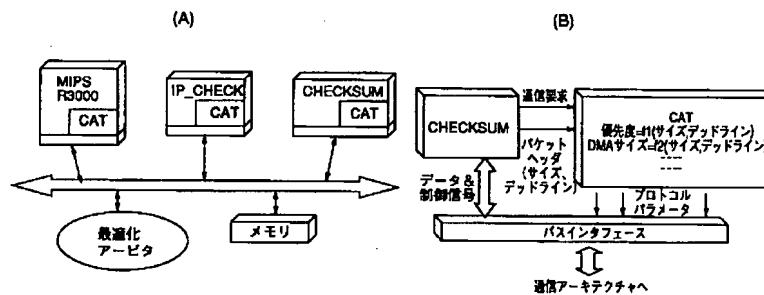
【図1】



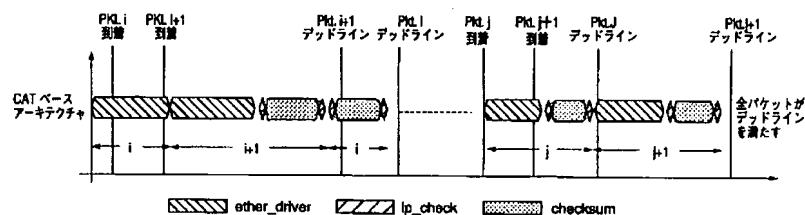
【図2】



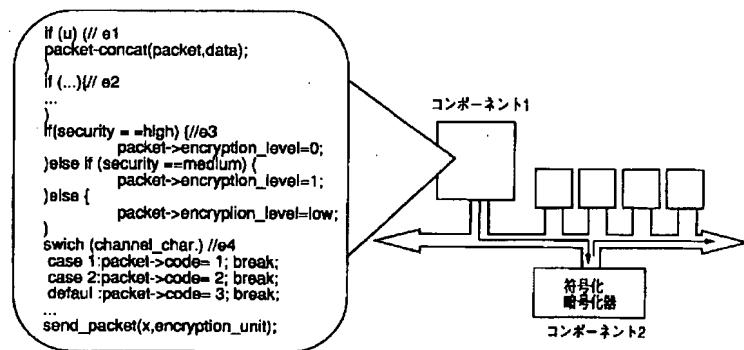
【図3】



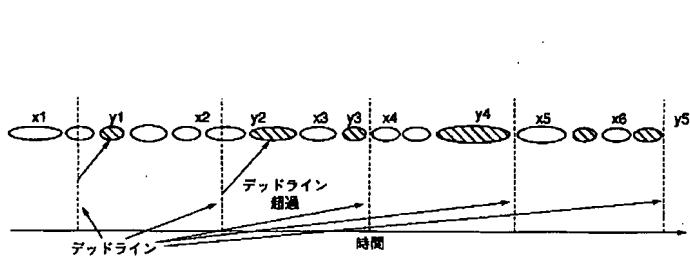
【図4】



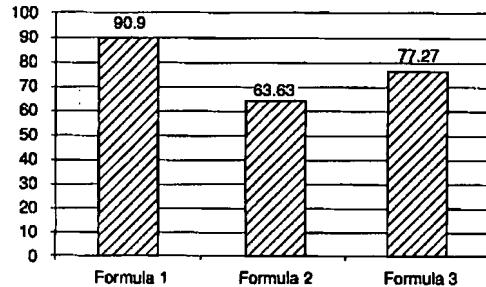
【図5】



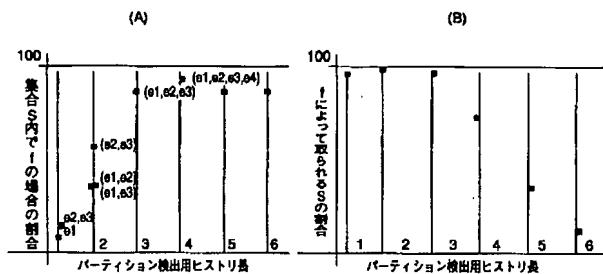
【図6】



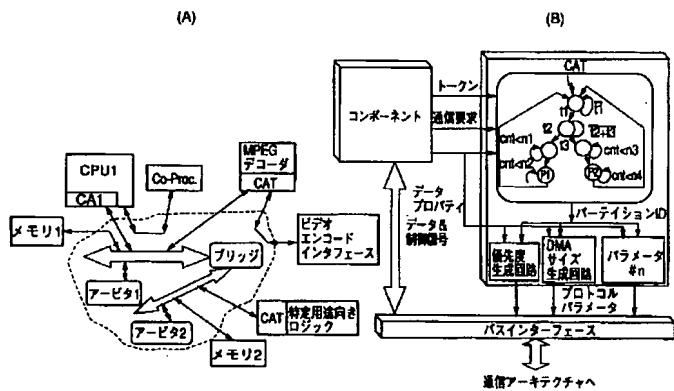
【図13】



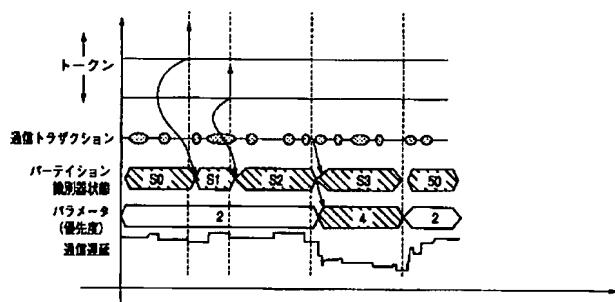
【図7】



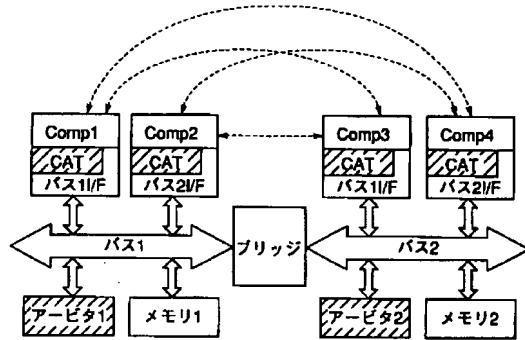
【図8】



【図9】

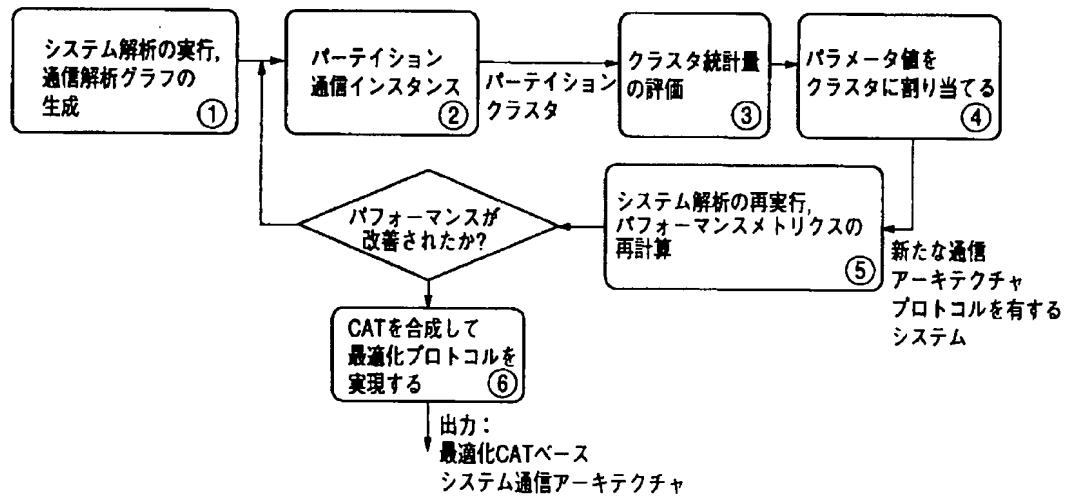


【図17】

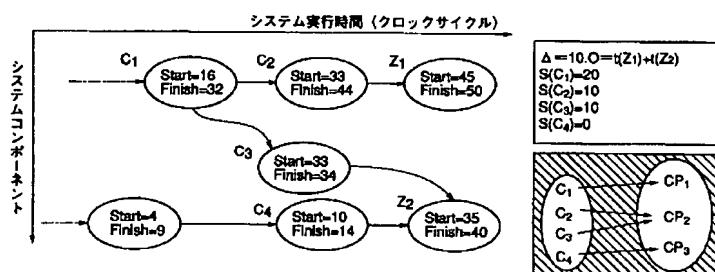


【図10】

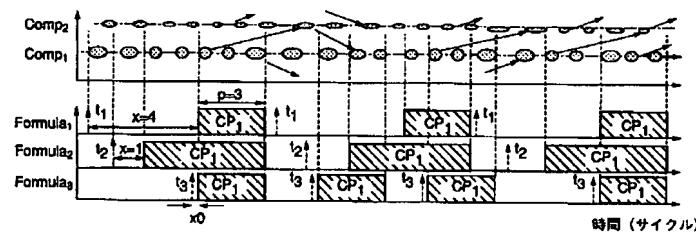
入力：パーティショニング/マッピングされたシステム、
通信アーキテクチャ トポロジ、
入力トレース、パフォーマンス、メトリクス



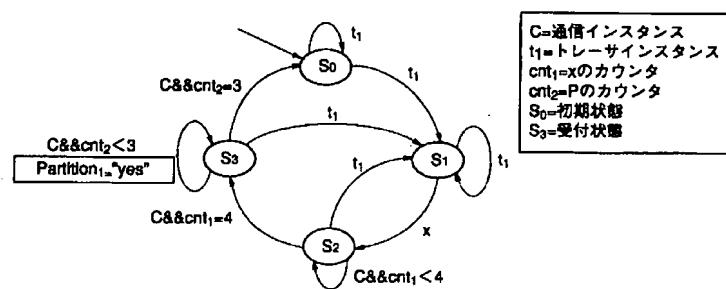
【図11】



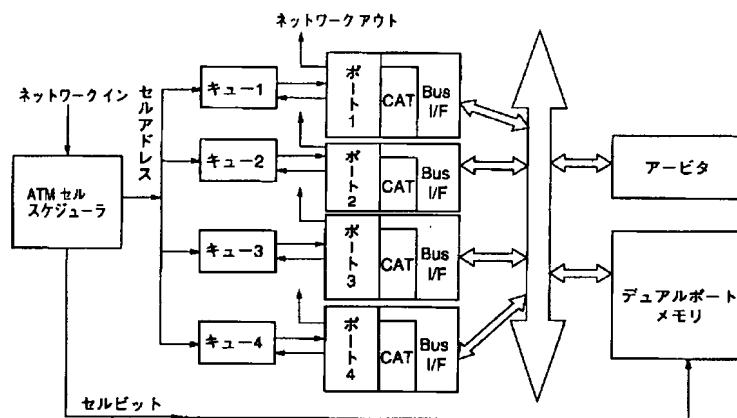
【図12】



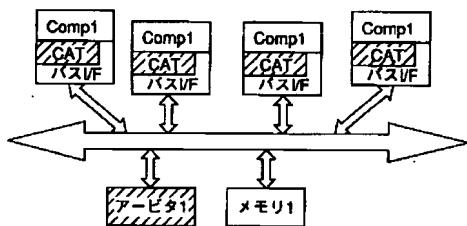
【図14】



【図15】



【図16】



フロントページの続き

(72)発明者 ガネッシュ・ラクシュミナラヤ
アメリカ合衆国, ニュージャージー
08540 プリンストン, 4 インディペン
デンス ウエイ, エヌ・イー・シー・ユ
ー・エス・エー・インク内

(72)発明者 カニシュカ・ラヒリ
アメリカ合衆国, ニュージャージー
08540 プリンストン, 4 インディペン
デンス ウエイ, エヌ・イー・シー・ユ
ー・エス・エー・インク内